

ERROR CORRECTION DECODING METHOD AND DECODER

Publication number: JP2002353821 (A)

Publication date: 2002-12-06

Inventor(s): MIYATA YOSHIKUNI; FUJITA HACHIRO; NAKAMURA TAKAHICO; YOSHIDA HIDEO

Applicant(s): MITSUBISHI ELECTRIC CORP.

Classification:

- international: G06F11/10; H03M13/29; H04L1/00; G06F11/10; H03M13/00; H04L1/00; (IPC1-7): H03M13/29; G06F11/10; H04L1/00

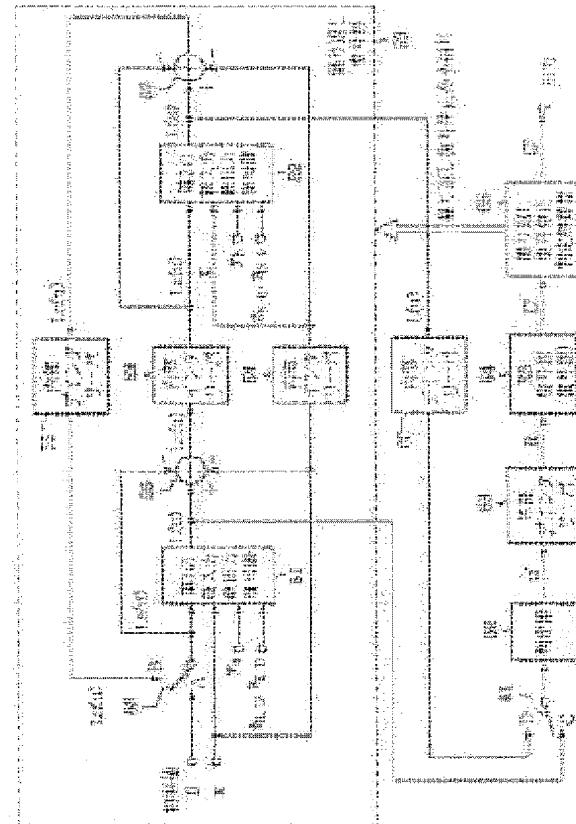
- European:

Application number: JP20010155888 20010524

Priority number(s): JP20010155888 20010524

Abstract of JP 2002353821 (A)

PROBLEM TO BE SOLVED: To provide an error correction decoding method and a decoder where number of decoding repetition times and the quantity of calculation are reduced in the case of decoding a code sequence resulting from applying associative encoding to a block error correction code and a turbo code. **SOLUTION:** A discriminator 62 calculates a decoding result by each repetition of repetitive decoding, an external de-interleaver 63 rearranges the discrimination results in processing rearrangement sequence, a RS decoder 64 executes block error correction decoding arithmetic operations on the basis of the rearranged sequence, a repetitive decoding stop discrimination controller 65 discriminates whether or not the RS decoder corrects all errors, and executes processing of stopping repetitive decoding when the controller 65 discriminates that all the errors are corrected.



Data supplied from the [esp@cenet](http://esp.cenet.org) database — Worldwide

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開2002-353821

(P2002-353821A)

(43)公開日 平成14年12月6日 (2002.12.6)

(51) Int.Cl.
 H 03 M 13/29
 G 06 F 11/10
 H 04 L 1/00

識別記号
 3 3 0

F I
 H 03 M 13/29
 C 06 F 11/10
 H 04 L 1/00

デマコ-1⁺ (参考)
 5 B 0 0 1
 3 3 0 S 5 J 0 6 9
 F 5 K 0 1 4

審査請求 未請求 請求項の数 8 OL (全 14 頁)

(21)出願番号 特願2001-155888(P2001-155888)
 (22)出願日 平成13年5月24日(2001.5.24)

(71)出願人 000006013
 三菱電機株式会社
 東京都千代田区丸の内二丁目2番3号
 (72)発明者 宮田 好邦
 東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 三菱電機株式会社内
 (72)発明者 藤田 八郎
 東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 三菱電機株式会社内
 (74)代理人 100066474
 弁理士 田澤 博昭 (外1名)

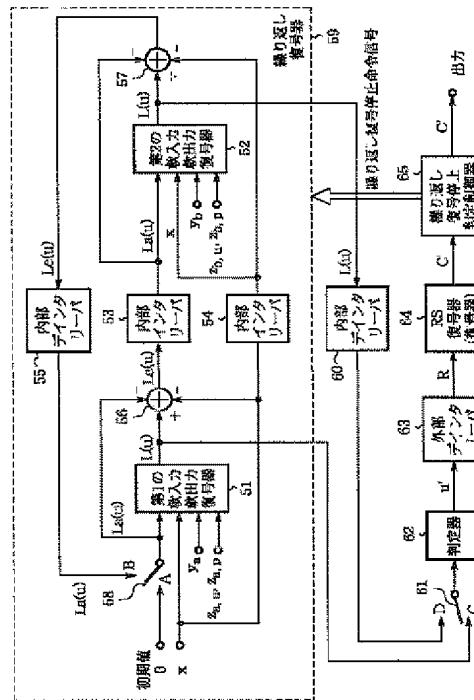
最終頁に続く

(54)【発明の名称】誤り訂正復号方法および復号装置

(57)【要約】

【課題】 ブロック誤り訂正符号とターボ符号とを連接符号化した符号系列の復号に際して、復号繰り返し回数および計算量を低減化した誤り訂正復号方法および復号装置を得る。

【解決手段】 繰り返し復号の各繰り返しごとに判定器62によって復号結果を算出し、その判定結果を所定の並び順に外部ディンタリーバ63で並べ替え、その並べ替えが行われた系列をもとに、RS復号器64においてブロック誤り訂正復号演算を実施し、そのRS復号器においてすべての誤りが訂正されたかどうかを繰り返し復号停止判定制御器65で判定し、すべての誤りが訂正されたと判定された場合に繰り返し復号を停止する処理を実施する。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 ブロック誤り訂正符号と繰り返し復号可能な誤り訂正符号とが連接され、符号化されて送信された符号系列について、

その符号系列に雑音が混入した受信系列を受信し、その受信系列の復号を行う誤り訂正復号方法において、受信した前記受信系列を繰り返し復号して、その各繰り返しごとに復号結果を算出し、

算出された前記復号結果を所定の並び順に並べ替え、前記並べ替えられた系列をもとにブロック誤り訂正復号演算を実施し、

前記ブロック誤り訂正復号演算においてすべての誤りが訂正されたかどうかの判定を行い、

すべての誤りが訂正されたと判定された場合に、前記受信系列の繰り返し復号の処理を停止することを特徴とする誤り訂正復号方法。

【請求項2】 雜音が混入した系列の繰り返し復号を、ブロック誤り訂正復号演算の演算結果が過去所定回数連続して等しかった場合に停止することを特徴とする請求項1記載の誤り訂正復号方法。

【請求項3】 雜音が混入した系列の繰り返し復号を、ブロック誤り訂正復号演算の結果、訂正された符号語シンボル数が所定個数以下であった場合に停止することを特徴とする請求項1記載の誤り訂正復号方法。

【請求項4】 並べ替えられた系列をもとにブロック誤り訂正復号演算を実施するに際して、消失訂正を実施することを特徴とする請求項1記載の誤り訂正復号方法。

【請求項5】 ブロック誤り訂正符号と繰り返し復号可能な誤り訂正符号とが連接され、符号化されて送信された符号系列について、

その符号系列に雑音が混入した受信系列を受信し、その受信系列の復号を行う誤り訂正復号装置において、

受信した前記受信系列を繰り返し復号して、その各繰り返しごとに復号結果を算出する判定器と、

前記判定器の算出した復号結果を所定の並び順に並べ替える外部デインタリーバと、

前記外部デインタリーバにて並べ替えられた系列をもとにブロック誤り訂正復号演算を実施する復号器と、

前記復号器によるブロック誤り訂正復号演算にてすべての誤りが訂正されたかどうか判定し、すべての誤りが訂正されたと判定された場合に、繰り返し復号を停止する処理を実施する繰り返し復号停止判断制御器とを設けたことを特徴とする誤り訂正復号装置。

【請求項6】 繰り返し復号停止判断制御器が、復号器の出力結果が過去所定回数連続して等しかった場合に繰り返し復号を停止する処理を実施するものであることを特徴とする請求項5記載の誤り訂正復号装置。

【請求項7】 繰り返し復号停止判断制御器が、復号器の出力結果で訂正された符号語シンボル数が、所定個数以下であった場合に繰り返し復号を停止する処理を実施

するものであることを特徴とする請求項5記載の誤り訂正復号装置。

【請求項8】 繰り返し復号停止判断制御器が、ブロック誤り訂正復号演算を実施する際に、消失訂正を実施するものであることを特徴とする請求項5記載の誤り訂正復号装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】この発明は、ブロック誤り訂正符号と繰り返し復号可能な誤り訂正符号とが連接されて符号化された符号系列の、誤り訂正復号方法および復号装置に関するものである。

【0002】

【従来の技術】まず、一般的なターボ符号化方法について説明する。図5は送信側で使用されるターボ符号器の構成を示すブロック図である。図において、11は情報ビット系列uを置込み符号化してパリティビット系列p_aを出力する第1の再帰的組織置込み符号器であり、12はインタリーバ、13はインタリーバ12により入れ替え後の情報ビット系列uを置込み符号化してパリティビット系列p_bを出力する第2の再帰的組織置込み符号器である。14は第1の再帰的組織置込み符号器11のレジスタ、15は第2の再帰的組織置込み符号器13のレジスタであり、16は第1の再帰的組織置込み符号器11の加算器、17は第2の再帰的組織置込み符号器13の加算器である。18はそれら各部にて形成されるターボ符号器である。

【0003】図6は受信側で使用される一般的な繰り返し復号器の構成を示すブロック図である。図において、21は受信系列x, y_a, z_{a,u}, z_{a,p}および事前確率比L_a(u)を入力して対数尤度比L(u)を算出する第1の軟入力軟出力復号器であり、22は受信系列x, y_b, z_{b,u}, z_{b,p}および事前確率比L_b(u)を入力して対数尤度比L(u)を算出する第2の軟入力軟出力復号器である。23および24はインタリーバであり、25はデインタリーバである。26は第1の加算器であり、27は第2の加算器である。28は第2の軟入力軟出力復号器22が出力した対数尤度比L(u)より送信された情報ビット系列の推定値を算出する判定器であり、29は第1の軟入力軟出力復号器21に入力される事前確率比L_a(u)を初期値0とするか第2の加算器27より出力された値とするかを切り換えるスイッチである。

【0004】次に動作について説明する。ここではまず、一般的なターボ符号化方法の動作を具体的に説明する。図5のターボ符号器18には、情報ビット系列u: u₁, u₂, …, u_nを時刻1, 2, …, nの順序で逐次的に入力する。すなわち、ターボ符号器18の第1の再帰的組織置込み符号器11は、情報ビット系列uを入力して符号化し、パリティビット系列p_a: p_{a,1}, p_{a,2}, …, p_{a,n}を出力する。同様に、第2の再帰的組織置込み符号器13は、情報ビット系列uを入力して符号化し、パリティビット系列p_b: p_{b,1}, p_{b,2}, …, p_{b,n}を出力する。これらの出力を用いて、各時刻tにおける対数尤度比L(t)を算出する。L(t) = L_a(u_t) + L_b(u_t) + I_a(u_t) + I_b(u_t) + R_a(u_t) + R_b(u_t) + N(t)である。ここで、I_a(u_t)とI_b(u_t)は各組織の内部状態による影響を表す項、R_a(u_t)とR_b(u_t)は各組織の内部状態による影響を表す項、N(t)はノイズ項である。L(t)を用いて各ビットの推定値v_tを算出する。v_t = arg max_{u_t} L(t)である。v_tを用いて各ビットの符号化を更新する。v_t = arg max_{u_t} L(t)である。v_tを用いて各ビットの符号化を更新する。

$t_{a,2}, \dots, t_{a,n}$ を出力する。

【0005】時刻nで、最後の情報ビット u_n を入力した後、第1の再帰的組織畳込み符号器11のレジスタ14を初期値に戻すためのテールビット $t_{a,u}$ および $t_{a,p}$ を計算する。なお、テールビット $t_{a,u}, t_{a,p}$ の長さはそれぞれTとする。テールビット $t_{a,u}$ および $t_{a,p}$ は最後の情報ビット u_n を入力した後のレジスタ14の値から一意に求めることができる。テールビット $t_{a,u}$ を第1の再帰的組織畳込み符号器11に入力した場合、レジスタ14が初期値に戻る。そして、第1の再帰的組織畳込み符号器11はパリティビット p_a として、テールビット $t_{a,p}$ を出力する。

【0006】ターボ符号器18の第2の再帰的組織畳込み符号器13は、インターバル12により並べ替えられた情報ビット u の系列を逐次入力して符号化し、パリティビット系列 $p_b : p_{b,1}, p_{b,2}, \dots, p_{b,n}$ を出力する。

【0007】時刻nで、最後の情報ビット u_n を入力した後、第2の再帰的組織畳込み符号器13のレジスタ15を初期値に戻すためのテールビット $t_{b,u}$ および $t_{b,p}$ を計算する。なお、テールビット $t_{b,u}, t_{b,p}$ の長さはそれぞれTとする。テールビット $t_{b,u}$ および $t_{b,p}$ は最後の情報ビット u_n を入力した後のレジスタ15の値から一意に求めることができる。テールビット $t_{b,u}$ を第2の再帰的組織畳込み符号器13に入力した場合、レジスタ15が初期値に戻る。そして、第2の再帰的組織畳込み符号器13はパリティビット p_b として、テールビット $t_{b,p}$ を出力する。

【0008】以上のような符号化処理を実施した後、情報ビット系列 u 、パリティビット系列 p_a, p_b 、およびテールビット $t_{a,u}, t_{a,p}, t_{b,u}, t_{b,p}$ を送信する。

【0009】受信側では、情報ビット系列 u を送信して通信路上で雑音が混入した受信系列 x 、パリティビット系列 p_a 、および p_b を送信して通信路上で雑音が混入した受信系列 y_a 、および y_b 、そしてテールビットを送信して通信路上で雑音が混入した受信系列 $z_{a,u}, z_{a,p}, z_{b,u}, z_{b,p}$ を受信する。ターボ符号の復号は、符号化時にインターバルを使用している関係上、長さ $3n+4T$ の受信系列をすべて受信してからでないと開始できない。受信完了後、受信系列を繰り返し復号器に入力し、繰り返し復号を実施する。

【0010】次に、繰り返し復号器の動作を具体的に説明する。受信側では送信側より送信されたビット系列に通信路上で雑音が混入された受信系列 $x, y_a, y_b, z_{a,u}, z_{a,p}, z_{b,u}, z_{b,p}$ を受信する。まず受信系列 $x, y_a, z_{a,u}, z_{a,p}, z_{b,u}, z_{b,p}$ を第1の軟入力軟出力復号器21に入力する。また、復号開始時刻のみスイッチ29はA側に倒れており、事前確率比: $L_a(u_k)$, $k=1, 2, \dots, n$ として初期値0を入力する。これら

の入力値により、第1の軟入力軟出力復号器21は軟入力軟出力復号を実施し、情報ビット u_k に対応する対数尤度比: $L(u_k)$, $k=1, 2, \dots, n$ を算出す。なお、このことは、推定情報ビット u_k' が0である尤度に対する推定情報ビット u_k' が1である尤度の対数比を求めるところとなる。

【0011】次に、第1の加算器26では、上記第1の軟入力軟出力復号器21の算出結果である対数尤度比 $L(u_k)$ から、第2の軟入力軟出力復号器22に対する外部情報 $L_e(u_k)$ を算出する。ただし、1回目の復号では、事前情報が求められていないため、 $L_a(u_k) = 0$ である。

【0012】次に、インターバル23および24では、受信系列 x と外部情報 $L_e(u_k)$ の系列を受信系列 y_b の時刻にあわせるために、信号の並び順の並べ替えを行う。そして、第2の軟入力軟出力復号器22では、第1の軟入力軟出力復号器21と同様に、受信系列 $x, y_b, z_{b,u}, z_{b,p}$ および先に算出しておいた外部情報: $L_e(u_k)$ に基づいて、対数尤度比: $L(u_k)$ を算出する。その後、第2の加算器27では第1の加算器26と同様にして、外部情報: $L_e(u_k)$ を算出する。このとき、インターバル25にて並べ替えられた外部情報は、事前確率比: $L_a(u_k)$ として前記第1の軟入力軟出力復号器21にフィードバックされる。

【0013】最後に、繰り返し復号器では、上記処理を、所定の回数にわたって繰り返し実行することにより、より精度の高い対数尤度比を算出し、そして、判定器28が、この対数尤度比に基づいて判定を行い、もとの情報ビット系列を推定する。具体的にいうと、たとえば、対数尤度比が“ $L(u_k) > 0$ ”であれば、推定情報ビット: u_k' を1と判定し、“ $L(u_k) \leq 0$ ”であれば、推定情報ビット: u_k' を0と判定する。

【0014】このように、従来の誤り訂正復号装置では、繰り返し復号をあらかじめ定められた回数だけ実施する。そして、繰り返しの最終回に第2の軟入力軟出力復号器22より出力される対数尤度比 $L(u)$ を判定器28に入力し、推定ターボ情報ビット系列 u' を算出する。

【0015】なお、このようなターボ符号に関しては、例えば以下の文献（以下文献1という）に詳細に記されている。

C. Berrou and A. Glavieux,
“Near optimum error correcting coding and decoding: Turbo-codes,” IEEE Trans. Commun., vol. 44, no. 10, pp. 1261–1271, Oct. 1996.

【0016】繰り返し復号において、繰り返し回数を多くするにつれて、対数尤度比の精度が増すことが一般的に明らかとなっている。それは、前段の軟入力軟出力復

号器で出力した外部情報を次段の軟入力軟出力復号器に事前確率情報として入力することによる、軟入力軟出力復号の復号精度増大による。繰り返しのない通常の軟入力軟出力復号器では、復号のための入力確率情報は受信系列の受信値のみである。一方、繰り返し復号では、それに加えて前段の軟入力軟出力復号器で算出した、送信系列の尤もらしさを表す事前確率情報も利用する。この事前確率情報により、本段の軟入力軟出力復号器から出力される推定情報系列は、その対数尤度比の精度が前段に比べて高くなる。よって、この復号動作回数を多くするにつれ、対数尤度比の精度がより高くなる。

【0017】上記文献1をはじめ、従来の繰り返し復号方法において、繰り返しの回数は、あらかじめ規定されていることが通常である。この繰り返し回数は、計算機シミュレーション等で性能評価をした結果をもとに設定される。そして、この繰り返し回数を動的に変動させるような制御は通常実施されない。

【0018】一般的に、繰り返し復号において複数回実施される軟入力軟出力復号は、計算量が大きい。よって、繰り返し回数を多くすると、復号精度は増大する一方で、復号遅延時間が大きくなる。そこで、この繰り返し回数を低減することが課題となっている。

【0019】このような復号繰り返し数の低減化の一手法は、すでに特開2000-295115公報（以下文献2という）などに開示されている。この文献2にはCRC（Cyclic Redundancy Check）などの誤り検出符号とターボ符号などの繰り返し復号可能な誤り訂正符号との連接符号化方式とその復号方式が示されている。この文献2の符号化方法を図7に、復号方法を図8にそれぞれ示す。

【0020】図7は従来のターボ符号化方法を説明するためのブロック図である。図において、31はCRC符号器であり、32はターボ符号器である。

【0021】また、図8は従来のターボ復号方法を説明するためのブロック図である。図において、33は第1の軟入力軟出力復号器、34は第1のCRC判定器、35は第2の軟入力軟出力復号器であり、36は第2のCRC判定器である。

【0022】まず図7の動作を説明する。符号化では、情報源より生成された情報系列をまずCRC符号器31にて符号化し、さらにターボ符号器32において符号化する。その後、得られた符号系列を変調器（図示省略）で変調して送信する。ここで、ターボ符号1符号語に対して、CRC符号が1符号語である場合、および複数符号語である場合のそれぞれについて想定可能である。

【0023】次に図8の動作を説明する。受信側では、復調器（図示省略）が受信信号を受信し、図6に示す繰り返し復号器に入力する受信系列を出力する。繰り返し復号器ではまず、第1の軟入力軟出力復号器33により、送信情報系列の対数尤度比および外部情報を計算す

る。次に第1のCRC判定器34にて、対数尤度比より推定送信情報ビット系列を計算し、その結果をCRC判定する。CRC判定の結果、誤りなしと判定された符号語に対応する外部情報の数値を大きくする処理を実施し、すべてのCRC符号が誤りなしと判定された場合には繰り返し処理を終了させる処理を実施する。一方、CRC判定で誤りありと判定された符号語が存在した場合には、外部情報を第2の軟入力軟出力復号器35に出力し、この第2の軟入力軟出力復号器35および第2のCRC判定器36で同様の処理を実施する。このような処理を複数回実施し、最終的に計算した推定情報ビット系列を出力する。

【0024】通信路のSN比が高い場合では、受信系列のほとんどは数回の繰り返し復号動作で正しい復号結果を算出する。一般的な固定回数繰り返し復号方式では、すでに正しい復号結果を得られているのに、規定回数の繰り返し復号を実施する。しかし、上記の従来の復号方式では、繰り返し復号の各復号動作の度ごとに、CRC判定により復号結果の判定を実施し、正しいと判定した場合に繰り返し復号を停止することで、繰り返し復号回数を低減することができる。

【0025】このような従来の符号化方法および復号方法は、CRC等の誤り検出符号およびターボ符号等における、誤り訂正符号の連接符号化方式および復号方式において、繰り返し復号の繰り返し回数を低減する手段が提示されている。一方で、この誤り検出符号とターボ符号の連接符号化方式より復号後ビット誤り確率の特性により好適な、BCH符号やRS符号などのブロック誤り訂正符号とターボ符号との連接符号化方式も一般に知られている。

【0026】

【発明が解決しようとする課題】従来の誤り訂正復号方法は以上のように構成されているので、このブロック誤り訂正符号とターボ符号との連接符号化方式を誤り訂正復号に適用することができず、そのため、当該誤り訂正の復号において、復号繰り返し回数の低減化が困難であるという課題があった。

【0027】この発明は上記のような課題を解決するためになされたもので、ブロック誤り訂正符号とターボ符号とが連接符号化された符号系列の復号において、復号繰り返し回数の低減化、および計算量の減少をはかった誤り訂正復号方法および装置を得ること目的とする。

【0028】

【課題を解決するための手段】この発明に係る誤り訂正復号方法は、繰り返し復号した受信系列の各繰り返しひとの復号結果を所定の並び順に並べ替え、それをもとに実施したブロック誤り訂正復号演算にてすべての誤りが訂正されたかどうかを判定し、すべての誤りが訂正されたと判定された場合に、受信系列の繰り返し復号の処理を停止するようにしたものである。

【0029】この発明に係る誤り訂正復号方法は、過去所定回数連続して、ブロック誤り訂正復号演算の結果が等しかった場合に、雑音が混入した系列の繰り返し復号を停止するようにしたものである。

【0030】この発明に係る誤り訂正復号方法は、ブロック誤り訂正復号演算の結果、訂正された符号語シンボル数が所定個数以下であった場合に、雑音が混入した系列の繰り返し復号を停止するようにしたものである。

【0031】この発明に係る誤り訂正復号方法は、ブロック誤り訂正復号演算の実施に際して消失訂正を行うようにしたものである。

【0032】この発明に係る誤り訂正復号装置は、繰り返し復号の各繰り返しごとに復号結果を算出する判定器の判定結果を、外部デインタリーバによって所定の並び順に並べ替え、復号器にてその並べ替えられた系列をもとに実施したブロック誤り訂正復号演算において、すべての誤りが訂正されたかどうか判定し、繰り返し復号停止判定制御器ですべての誤りが訂正されたと判定された場合に、繰り返し復号を停止する処理を実施するようにしたものである。

【0033】この発明に係る誤り訂正復号装置は、復号器の出力結果が過去所定回数連続して等しかった場合に、繰り返し復号停止判定制御器が繰り返し復号を停止するようにしたものである。

【0034】この発明に係る誤り訂正復号装置は、復号器の出力結果で訂正された符号語シンボル数が所定個数以下であった場合に、繰り返し復号停止判定制御器が繰り返し復号を停止するようにしたものである。

【0035】この発明に係る誤り訂正復号装置は、ブロック誤り訂正復号演算を実施するに際して、繰り返し復号停止判定制御器が消失訂正を行つようにしたものである。

【0036】

【発明の実施の形態】以下、この発明の実施の一形態を説明する。

実施の形態1. 図1はこの発明の実施の形態1による誤り訂正復号方法の繰り返し復号動作を示すフローチャートである。図において、ST1は軟入力軟出力による復号の処理を実施する第1の復号処理ステップであり、ST2は軟入力軟出力による復号の処理を実施する第2の復号処理ステップである。ST3は内部のインタリーブの処理を実施する内部インタリーブ処理ステップであり、ST4は内部のデインタリーブ処理ステップである。ST5は繰り返し復号の停止を判定する第3の繰り返し停止判定ステップであり、ST6は内部のデインタリーブの処理を実施する第2の内部インタリーブ処理ステップである。ST7はこれらステップST1、ステップST2、ステップST3、ステップST4、およびステップST5の各ステップによる繰り返し復号手段である。

【0037】ST11は推定ターボ情報ビットの算出を行う第1の推定情報ビット算出ステップであり、ST12は外部のデインタリーブを処理を実施する第1の外部デインタリーブ処理ステップである。ST13はリードソロモン(RS)符号化された受信系列の復号を行う第1のRS復号処理ステップである。ST14は繰り返し復号の停止を判定する第1の繰り返し復号停止判定ステップであり、ST15は繰り返し停止と判定された場合に、繰り返し復号の繰り返し動作を停止させる第1の繰り返し復号停止処理ステップである。

【0038】ST21は推定ターボ情報ビットの算出を行う第2の推定情報ビット算出ステップであり、ST22は外部のデインタリーブ処理を実施する第2の外部デインタリーブ処理ステップである。ST23はRS符号化された受信系列の復号を行う第2のRS復号処理ステップであり、ST24は繰り返し復号の停止を判定する第2の繰り返し復号停止判定ステップ、ST25は復号の繰り返し動作を停止させる第2の繰り返し復号停止処理ステップである。

【0039】また、図2はこの発明の実施の形態1による誤り訂正復号方法について実施した比較実験の結果を示す説明図である。図において、図2(a)は計算機シミュレーションの条件および結果を示す表、図2(b)は計算機シミュレーションの結果としてのビット誤り率の特性を示すグラフであり、図2(c)はRS復号時に発生する誤訂正フレーム誤り率の理論計算値の比較を示す表である。

【0040】また、図3はこの実施の形態1における繰り返し復号による誤り訂正復号が対象とする符号化方法を実現する符号器の構成を示すブロック図である。図において、41は情報源で生成された送信情報ビット系列のRS符号化を行うRS符号器であり、42はRS符号器41で符号化されたRS符号語系列のインタリーブを行う外部インタリーバである。43は外部インタリーバ42でインタリーブされたビット系列より、ターボ情報ビット系列を生成するターボ符号器であり、44はターボ符号器43からのターボ情報ビット系列を変調して送信する変調器である。

【0041】次に動作について説明する。まず、図3に示すブロック図に従って、この発明の実施の形態1による繰り返し復号方法が対象とする、RS符号とターボ符号との連接符号化方法を実現する符号器の動作について説明する。なお、この実施の形態1では、外部符号としてRS符号、内部符号としてターボ符号を用い、それらで構成される連接符号の符号化に関して詳細に説明する。しかし、この実施の形態1の適応範囲はそれにのみ限定されるものではない。

【0042】図3において、情報源より送信された送信情報ビット系列MをRS符号器41に入力する。RS符号器41は入力された送信情報ビット系列MのRS符号

化を行い、RS符号語系列Cを生成して外部インタリーバ42に出力する。外部インタリーバ42は入力されたそのRS符号語系列Cのインタリープを行う。これらの処理動作では、一般的に、送信情報ビット系列MをN個（N=1でも可）のブロックに分割し、それぞれをRS符号化してN個のRS符号語を生成させ、それをブロックインタリーバによりインタリープする。この外部インタリーバ42は、特にバースト誤りが多発する通信路での送受信において、ビット誤り確率を低減する効果を發揮する。

【0043】次に、外部インタリーバ42によってインタリープされたビット系列をシリアル変換し（ターボ情報ビット系列u、系列長nと定義する）、ターボ符号器43に入力する。ターボ符号器43はそれを内部符号化して、ターボ情報ビット系列u、ターボパリティビット系列p_a、p_bを変調器44に出力する。変調器44はこのターボ情報ビット系列u、およびターボパリティビット系列p_a、p_bを変調し、それを送信信号として出力する。

【0044】受信側ではその送信信号を受信信号として受信し、受信した受信信号を復調器に入力して復調し、繰り返し復号器に入力するための受信系列を算出する。ここで、ターボ情報ビット系列uに対応する受信系列をx、ターボパリティビット系列p_a、p_bに対応する受信系列をy_a、y_b、系列長をそれぞれnと定義する。また、テールビットt_{a,u}、t_{a,p}、t_{b,u}、t_{b,p}に対応する受信系列をz_{a,u}、z_{a,p}、z_{b,u}、z_{b,p}と定義する。そして、この受信系列x、y_a、y_b、z_{b,u}、z_{b,p}を図1に示した繰り返し復号方法で復号処理する。

【0045】まずステップST1にて、受信系列x、y_a、z_{b,u}、z_{b,p}を第1の軟入力軟出力復号の処理を行い、ターボ情報ビット系列uの対数尤度比L(u)および外部情報L_e(u)を算出する。次に、ステップST3にてこの外部情報L_e(u)の内部インタリープ処理を実施する。また、それとともに、ステップST11においては第1の推定ターボ情報ビットの算出処理を実施し、対数尤度比L(u)より推定ターボ情報ビット系列u'を算出する。なお、ステップST3以下の処理（繰り返し復号手段7の処理）とステップST11以下の処理とは並列で動作させる。

【0046】次にステップST12に進み、ステップST11において算出された推定ターボ情報ビット系列u'について第1の外部インタリープ処理を実施し、Nブロックに分割する。なお、このN分割された各ブロックをRS受信系列Rと定義する。次にステップST13にて第1のRS復号処理を実施し、N個のRS受信系列RのそれぞれについてRS復号を実施することにより、N個の推定RS符号語C'を算出する。

【0047】その後、ステップST14において第1の

繰り返し停止の判定を行い、RS復号処理の結果に基づいて、繰り返し復号を停止するかどうかを判断する。その結果、繰り返しを停止すると判断された場合には、ステップST15にて第1の繰り返し復号の停止処理を実施し、繰り返し復号停止命令信号を繰り返し復号手段7に送って、この一連の処理動作を終了する。なお、ステップST14における判定法については後述する。

【0048】一方、繰り返し復号手段7では、ステップST3でインタリープ処理が実施された外部情報L_e(u)を、ターボ情報ビット系列uの事前確率比L_a(u)としてステップST2に引き渡す。ステップST2では第2の軟入力軟出力復号処理を実施して、その事前確率比L_a(u)より対数尤度比L(u)および外部情報L_e(u)を算出する。

【0049】次に、このステップST2で算出された外部情報L_e(u)に対して、ステップST4にて第1の内部デインタリープ処理を実施する。またそれとともに、ステップST2で得られた対数尤度比L(u)に対して、ステップST6にて第2の内部デインタリープ処理を実施する。ステップST21では第2の推定ターボ情報ビットの算出処理を実施し、このステップST6においてデインタリープされた対数尤度比L(u)をもとに推定ターボ情報ビット系列u'を算出する。ここで、ステップST4以下の処理とステップST6以下の処理とは並列に動作させる。

【0050】次にステップST22に進んで、ステップST21で求めた推定ターボ情報ビット系列u'に第2の外部デインタリープ処理を実施し、NブロックのRS受信系列Rに分割する。次にステップST23において、そのN個のRS受信系列Rのそれぞれに第2のRS復号処理を実施して、N個の推定RS符号語C'を算出する。

【0051】その後、ステップST24に進んで第2の繰り返し停止の判定を行い、RS復号処理の結果より、繰り返し復号を停止するかどうかを判断する。その結果、繰り返しを停止すると判断された場合には、ステップST25にて第2の繰り返し復号の停止処理を実施し、繰り返し復号停止命令信号を繰り返し復号手段7に送って、この一連の処理動作を終了する。なお、ステップST24における判定法については後述する。

【0052】繰り返し復号手段7のステップST5では、第3の繰り返し復号停止処理を実施して、繰り返し回数があらかじめ定められた規定回数（最大繰り返し回数）だけ実施されたかどうかを判断する。その結果、規定回数だけ実施された場合には繰り返し復号処理を終了し、直前に実施されたステップST23の出力した推定RS符号語C'を復号結果として出力する。また、規定回数以内の場合には、ステップST4で算出した外部情報L_e(u)を事前確率比L_a(u)としてステップST1に受け渡し、繰り返し復号を継続する。

【0053】以下、第1の繰り返し復号停止の判定処理（ステップST14）および第2の繰り返し復号停止の判定処理（ステップST24）における、繰り返し復号停止判定方法について説明する。まず、繰り返し回数を以下のように定義する。すなわち、ステップST5の処理を1回実施する度に、繰り返し回数に1を加えることとする。また、軟入力軟出力による復号処理（ステップST1またはステップST2）を1回実施することを、繰り返し0、5回と換算する。

【0054】ここで、RS符号の各符号語を復号する際、その結果としては、以下に示した事象1～事象5のいずれかになる。

事象1：復号前誤りが存在しないと判定され、正しく復号される。

事象2：復号前誤りが存在しないと判定されたが、誤って復号される。

事象3：訂正可能と判定され、復号を実施し、正しく復号される。

事象4：訂正可能と判定され、復号を実施したが、誤って復号される。

事象5：訂正不可能な誤りが含まれていると判断される（誤り検出）。

【0055】なお、上記事象1および事象2は、RS受信系列Rより計算したシンドロームの値がすべて0であった場合のことであり、このときにはRS受信系列Rが符号語と等しいと判断されて、復号前誤りが存在しなかったと判断される。また事象3および事象4は、RS受信系列Rから最短距離にある符号語との距離が訂正能力以下であった場合のことであり、このときには復号した推定RS符号語C'が送信符号語であったと判断される。事象5は、RS復号の演算結果に矛盾が生じた場合のことであり、このときには訂正不可能と判断される。

【0056】まず、繰り返し復号を停止させるにあたっての絶対条件として、ステップST13（またはステップST23）で算出したN個の推定RS符号語C'すべてに関して、以下の条件のいずれかを満足する必要がある。

条件1：N個の推定RS符号語C'すべてに関して、以下の条件のいずれかを満足する。

条件1-A：復号前誤りが存在しないと判定される。

条件1-B：誤り訂正可能と判定される。

【0057】上記条件1-Aまたは条件1-Bを満たすということは、誤りなく復号できたと判定されたことを意味する。しかしそれは、推定RS符号語C'が事象1～事象4のいずれかであるということでもある。N個の推定RS符号語C'のすべてが事象1または事象3に当たる場合には、そこで繰り返し復号を停止すれば復号処理が正常に終了することとなる。しかし、事象2および事象4に当たる推定RS符号語C'が1個でも存在している場合に、そこで繰り返し復号を停止してしま

うと誤訂正が発生することとなる。よって、繰り返し復号停止判定の処理はできるだけ少ない繰り返し回数ですべてのRS復号結果が事象1および事象3に当てはまり、かつ事象2および事象4にならないように動作することが要求される。

【0058】ここで、繰り返し復号停止判定方法としてまず考えられるものは、下記のように条件1および条件2を満たすことである。

条件2：条件1を満たしたら直ちに停止する。しかし、条件2は適切でないことが計算機シミュレーションで明らかとなっている。その理由は以下の通りである。

【0059】すなわち、繰り返し復号では、特に低SNR領域において、繰り返し復号が1回目、2回目程度の段階では誤訂正ビットが多発する。誤訂正ビットが多いときにRS復号を実施すると、結果として事象2または事象4が多発してしまう。よって、この繰り返し段階において条件2を満たしたからといって繰り返し復号を停止させると、RS復号の誤訂正が多発してしまう。このように、繰り返し復号停止判定方法としては、できるだけ少ない繰り返し回数で繰り返し復号を停止する一方で、余りに早く停止しすぎると誤訂正をしてしまう。従って、それを避けるような工夫をすることが必要となる。

【0060】そのため、繰り返し復号停止判定方法としては、以下の条件3を満たすものが考えられる。

条件3：条件1を満たし、かつ現在の繰り返し復号の回数が最低繰り返し復号の回数I_{min}を越える。

【0061】これは、誤訂正ビットが多い繰り返し初期段階では、たとえ条件1を満たしたとしても繰り返し復号を停止させない、という条件を加えたものである。最低繰り返し復号回数I_{min}を2回ないし3回と設定すれば、RS誤訂正を大幅に低減することができる。そして、最低繰り返し復号回数I_{min}までのRS復号を省略すれば、その分の計算量を削減することができる。RS復号を省略するかどうかの判断はステップST11（またはステップST21）の開始前に処理すればよい。

【0062】また、繰り返し復号停止判定方法としては、以下の条件4を満たすものも考えられる。

条件4：条件1を満たし、かつRS復号結果が過去所定の回数(E_q回)連続して等しい。

【0063】これは、たとえ条件1を満たしたとしても、E_q回継続して繰り返し復号を実施し、すべて条件1を満たし、かつ同一の結果であることを確かめることで、誤訂正している可能性を限りなく小さくすることを目的としている。繰り返し復号を継続することで、繰り返し復号の精度が向上するため、一度誤訂正した符号語に再び誤訂正する可能性は極めて小さくなる。さらに条件3と組み合わせることで、最低繰り返し復号回数I_{min}までのRS復号の省略が可能となる。

【0064】さらに、繰り返し復号停止判定方法として

は、以下の条件5を満たすものも考えられる。

条件5：条件1を満たし、かつ復号されたすべてのRS符号語の訂正シンボル数が T_{max-s} 個以下である。

【0065】第1の軟入力軟出力復号処理（ステップST1）または第2の軟入力軟出力復号処理（ステップST2）の後にRS復号を実施し、その結果、上記条件5を満たしていればその時点で繰り返し復号を停止する。しかし、訂正されたシンボル数が T_{max-s} 個を越える符号語がひとつでも存在した場合には、引き続き第2の軟入力軟出力復号（または第1の軟入力軟出力復号）を実施する。その後、RS復号を実施し、すべてのRS符号が訂正された場合には（訂正シンボル数が T_{max-s} 個よりも大きても）、繰り返し復号を停止する。誤り検出をしたRS符号語が1個でもあった場合には、繰り返し復号を継続する。

【0066】ここで、RS復号で訂正されるシンボル数が多いということは、その符号語が誤訂正された可能性がより高いことを示している。よって、訂正されたシンボル数が多い場合のみ、繰り返し復号をもう1ステップだけ継続することにより、誤訂正する確率が低減され、復号精度が向上するという効果が生じる。

【0067】次に、上記条件5による繰り返し復号停止方法が有効であることを示すために実施した理論計算について説明する。ここで、この理論計算においては計算対象として、(255, 239, 17) RS符号を用いている。この符号は、1シンボル8ビット、計255シンボルで1符号語として符号化したもので、1符号語あたり8シンボルの誤りが発生しても正しく復号することができる。

【0068】ここではビット誤りがランダムに発生することを仮定し、受信系列に含まれる復号前ビット誤りの確率に対するその受信系列を復号した結果が誤訂正となってしまうフレームエラーの確率を、理論式によって理論計算している。ビット誤り率に対して、誤り訂正可能と判定されたときに直ちに繰り返し復号を停止する場合（条件2、 $T_{max-s} = 8$ ）、および4シンボル以下の誤りを訂正したと判定されたときに直ちに繰り返し復号を停止する場合（条件5、 $T_{max-s} = 4$ ）のそれぞれについて、復号後誤訂正フレーム誤り率を図2(c)に示す。条件2の場合には復号後誤訂正フレーム誤り率が高いが、それに比べて条件5では十分に小さいといえる。よって、条件5による繰り返し停止処理は誤訂正を発生させることなく繰り返し回数を低減することができるといえる。

【0069】上記の実施の形態1による繰り返し復号方法と、繰り返し復号停止判定を実施しない従来の繰り返し復号方法との性能比較のため、計算機シミュレーションを実施し、その結果を以下に説明する。

【0070】図2は、従来方式とこの実施の形態1との性能を比較した計算機シミュレーションの結果を示す説

明図で、図2(a)にはシミュレーションの条件および結果を、図2(b)には計算機シミュレーションの結果としてのビット誤り率の特性をそれぞれ示している。ここで、図2(a)において“original”は従来方式、“proposed 3”はこの実施の形態1で繰り返し復号停止判定方法を条件3としたもの、“proposed 4”はこの実施の形態1で繰り返し復号停止判定方法を条件4としたもの、“proposed 5”はこの実施の形態1で繰り返し復号停止判定方法を条件5としたものである。

【0071】図2(b)に示されているビット誤り率の特性においては、上記“original”、“proposed 3”、“proposed 4”、“proposed 5”的特性は曲線Aで示すように互いにほぼ重なっている。なお、図2(b)にはアンコーデッド(uncoded)時のビット誤り率の特性を曲線Bとして示している。この図2(b)に示すとおり、この実施の形態1の各特性は従来方式の特性と曲線Aで重なっており、実施の形態1は従来方式と比べてビット誤り確率の性能劣化がないことが明らかである。そして、図2(a)に示すとおり、この実施の形態1は、従来方式と比べて繰り返し復号回数が半分以下となっている。

【0072】このように、この実施の形態1では、従来の繰り返し停止判定処理を実施しない方法と比べて、復号繰り返し数を大幅に低減することが可能である一方、繰り返しの度ごとにRS復号を実施しているため、RS復号の計算量が増加する。しかし、軟入力軟出力復号の計算量に比べてRS復号の計算量は十分小さい。よって、全体としては計算量が低減しているといえる。

【0073】また、計算時間については、上記のように、軟入力軟出力復号とRS復号とが並列で実施されるため、RS復号を追加したことに伴う計算時間の増加は小さいといえる。

【0074】以上のように、この実施の形態1によれば、軟入力軟出力復号の復号結果をもとに毎回RS復号を実施して、その結果に従って繰り返し復号停止判定処理を実施し、条件が満たされば直ちに繰り返し復号を終了するようにしているので、繰り返し復号回数を低減し、計算量を減少させることのできる誤り訂正復号方法が実現できるという効果が得られる。

【0075】実施の形態2。なお、上記実施の形態1の変形例として、ステップST13（またはステップST23）で実施するRS復号処理において、消失訂正を実施する形態も考えられる。以下、そのような変形例をこの発明の実施の形態2として説明する。

【0076】上記実施の形態1では、ステップST11（またはステップST21）において、RS受信系列を対数尤度比 $L(u_k)$ の正負で一意にターボ情報ビットの推定値 u_k' を0または1に推定している。しかし、

この実施の形態2では、対数尤度比 $L(u_k)$ の絶対値の小さいものを消失（誤りの位置はわかるがその数値が不明のもの）とし、ステップST13（またはステップST23）でRS消失復号処理を実施する。なお、この対数尤度比 $L(u_k)$ の絶対値はターボ情報ビットの推定値 u_k' の推定精度を表している。すなわち、対数尤度比 $L(u_k)$ の絶対値が小さいということは、ターボ情報ビットの推定値 u_k' が誤っている確率が大きいことを示す。この誤っている確率が大きいビットを消失すると、そのビット以外の訂正可能なビット数を増やすことができ、復号後ビット誤り確率が低減する。

【0077】以上のように、この実施の形態2によれば、RS復号処理において消失訂正を実施しているので、復号後ビット誤り確率を低減することができるという効果が得られる。

【0078】実施の形態3、図4はこの発明の実施の形態3による誤り訂正復号装置の構成を示すブロック図である。図において、51は受信系列 $x, y_a, z_{a,u}, z_{a,p}$ および事前確率比 $L_a(u)$ を入力して対数尤度比 $L(u)$ を算出する第1の軟入力軟出力復号器であり、52は受信系列 $x, y_b, z_{b,u}, z_{b,p}$ および事前確率比 $L_a(u)$ を入力して対数尤度比 $L(u)$ を算出する第2の軟入力軟出力復号器である。53は後述する第1の加算器からの外部情報 $L_e(u)$ の並び順を並べ替える内部インタリーバ、54は受信系列 x の並び順を並べ替える内部インタリーバであり、55は後述する第2の加算器からの外部情報 $L_e(u)$ の並び順を並べ替える内部デインタリーバである。56は第1の軟入力軟出力復号器51からの対数尤度比 $L(u)$ より、第2の軟入力軟出力復号器52に対する外部情報 $L_e(u)$ を算出する第1の加算器であり、57は第2の軟入力軟出力復号器52からの対数尤度比 $L(u)$ より、第1の軟入力軟出力復号器51に対してフィードバックされる外部情報 $L_e(u)$ を算出する第2の加算器である。58は第1の軟入力軟出力復号器51に入力する事前確率比 $L_a(u)$ を初期値0とするか第2の加算器57より出力された外部情報 $L_e(u)$ とするかの切り換えを行うスイッチであり、59はこれら各部によって構成される繰り返し復号器である。

【0079】また、60は第2の軟入力軟出力復号器52からの対数尤度比 $L(u)$ の並び順を並べ替える内部デインタリーバであり、61はこの内部デインタリーバ60で並べ替えられた第2の軟入力軟出力復号器52からの対数尤度比 $L(u)$ と、第1の軟入力軟出力復号器51からの対数尤度比 $L(u)$ との切り換えを行うスイ

ッチである。62はこのスイッチ61で切り換えられた第1の軟入力軟出力復号器51および第2の軟入力軟出力復号器52が output した対数尤度比 $L(u)$ より、送信された推定ターボ情報ビット系列 u' を算出する判定器であり、63は判定器62で算出された推定ターボ情報ビット系列 u' の並び順を並べ替えてN個のRS受信系列Rを output する外部デインタリーバである。64は外部デインタリーバ63でデインタリープされたN個のRS受信系列RをそれぞれRS復号してN個の推定RS送信符号語 C' を output する、ブロック誤り訂正復号演算を行う復号器としてのRS復号器であり、65はこのRS復号器64からの推定RS送信符号語 C' を受けて、すべての誤りが訂正されたかどうかの判定を行い、すべての誤りが訂正されたと判定された場合に繰り返し復号を停止する繰り返し復号停止判定制御器である。

【0080】次に動作について説明する。なお、この実施の形態3においては、外部符号としてRS符号、内部符号としてターボ符号を用い、それらで構成される連接符号を復号する復号装置の動作に関して詳細に説明する。しかし、この実施の形態3の適応範囲はそれのみに限定されるものでないことは実施の形態1の場合と同様である。

【0081】まず、図4に示した繰り返し復号器59の動作について説明する。受信側では、送信された情報ビット系列 u に通信路上で雑音が混入した受信系列 $x : x_1, x_2, \dots, x_n$ 、送信されたパリティビット系列 p_a に通信路上で雑音が混入した受信系列 $y_a : y_{a,1}, y_{a,2}, \dots, y_{a,n}$ 、送信されたパリティビット系列 p_b に通信路上で雑音が混入した受信系列 $y_b : y_{b,1}, y_{b,2}, \dots, y_{b,n}$ 、および送信されたテールビット $t_{a,u}, t_{a,p}, t_{b,u}, t_{b,p}$ に通信路上で雑音が混入した受信系列 $z_{a,u}, z_{a,p}, z_{b,u}, z_{b,p}$ を受信する。

【0082】まず、受信系列 $x, y_a, z_{a,u}, z_{a,p}$ を第1の軟入力軟出力復号器51に入力する。また、復号開始時刻においてのみ、スイッチ58はA側に切り換えられており、事前確率比 $L_a(u_k), k=1, 2, \dots, n$ として初期値0を入力する。これらの入力値より第1の軟入力軟出力復号器51は軟入力軟出力復号を実施し、情報ビット u_k に対応する対数尤度比 $L(u_k), k=1, 2, \dots, n$ を算出する。ここで、kは時刻を表す。このとき、対数尤度比 $L(u_k)$ は以下の式(1)で表すことができる。

【0083】

【数1】

$$L(u_k) = L_c \cdot x_k + L_a(u_k) + L_e(u_k) \\ = 1/n \frac{\Pr(u_k' = 1 | \{Y\})}{\Pr(u_k' = 0 | \{Y\})} \quad \dots \quad (1)$$

【0084】なお、上記式(1)において、 L_e

(u_k) は外部情報を、 $L_a(u_k)$ は1つ前の外部情

報を事前確率比とした値を、 $\Pr(u_k' = 1 | (Y))$ は受信信号の全系列 (Y) を受け取った状態で推定される推定情報ビット： u_k' が 1 である確率を、 $\Pr(u_k' = 0 | (Y))$ は受信信号の全系列 (Y) を受け取った状態で推定される推定情報ビット： u_k' が 0 である確率をそれぞれ表している。すなわち、式 (1) においては、推定情報ビット u_k' が 0 である尤度に対する推定情報ビット u_k' が 1 である尤度の対数

$$L_e(u_k') = L(u_k) - L_c \cdot x_k - L_a(u_k) \quad \dots \quad (2)$$

)

ただし、1回目の復号においては事前情報が求められないため、事前確率比 $L_a(u_k)$ は 0 である。

【0086】次に、各内部インタリーバル 3 および 5 4 においては、受信系列 x と外部情報 $L_e(u_k)$ の系列を受信系列 y_b の時刻にあわせるために、信号の並び順の並べ替えを行う。そして、第2の軟入力軟出力復号器 5 2 では第1の軟入力軟出力復号器 5 1 と同様に、受信系列 $x, y_b, z_{b,u}, z_{b,p}$ 、および先に算出しておいた外部情報： $L_e(u_k)$ に基づいて、対数尤度比： $L(u_k)$ を算出する。その後、第2の加算器 5 7 において、第1の加算器 5 6 と同様に、式 (2) を用いて外部情報： $L_e(u_k)$ を算出する。このとき、内部デインタリーバル 5 5 にて並べ替えられた外部情報： $L_e(u_k)$ は、事前確率比： $L_a(u_k)$ として第1の軟入力軟出力復号器 5 1 にフィードバックされる。

【0087】このようにして、この繰り返し復号器 5 9 では、上記の処理を所定の回数にわたって繰り返し実行することにより、より精度の高い対数尤度比： $L(u_k')$ が算出される。なお、この繰り返し復号器 5 9 の動作は、すでに従来の技術の中で説明した繰り返し復号器の動作と同様である。

【0088】従来の繰り返し復号器では、前述のように、繰り返し復号をあらかじめ定められた回数だけ実施し、繰り返しの最終回に第2の軟入力軟出力復号器 2 2 より出力される対数尤度比 $L(u)$ を判定器 2 8 に入力して、推定ターボ情報ビット系列 u' を算出していた。それに対して、この実施の形態 3 の繰り返し復号器 5 9 では、上記ように、第1の軟入力軟出力復号器 5 1 および第2の軟入力軟出力復号器 5 2 によって算出される対数尤度比 $L(u)$ を毎回取りだして、推定ターボ情報ビット系列 u' の算出を行っている。スイッチ 6 1 を C 側 (第1の軟入力軟出力復号器 5 1 の判定) または D 側 (第2の軟入力軟出力復号器 5 2 の判定) と切り替えて、対数尤度比 $L(u)$ を判定器 6 2 に入力する。判定器 6 2 は対数尤度比が “ $L(u_k) > 0$ ” であれば、推定ターボ情報ビット： u_k' を 1 と判定し、“ $L(u_k') \leq 0$ ” であれば、推定ターボ情報ビット： u_k' を 0 と判定する (k は時刻を示す)。

【0089】判定器 6 2 はその推定ターボ情報ビット系列 u' を外部デインタリーバル 3 に出力し、外部デイン

比を求めることがある。また、 $L_c \cdot x_k$ は通信路値である。

【0085】次に、第1の加算器 5 6 では、上記第1の軟入力軟出力復号器 5 1 の算出結果である対数尤度比 $L(u_k)$ から、第2の軟入力軟出力復号器 5 2 に対する外部情報： $L_e(u_k), k = 1, 2, \dots, n$ を算出する。外部情報 $L_e(u_k)$ は上記式 (1) に基づいて、以下の式 (2) で表すことができる。

$$L_e(u_k) = L(u_k) - L_c \cdot x_k - L_a(u_k) \quad \dots \quad (2)$$

タリーバル 3 は入力された推定ターボ情報ビット系列 u' に対して外部デインタリーブ処理を実施し、N 個の RS 受信系列 R を生成する。この N 個の RS 受信系列 R は RS 復号器 6 4 に入力され、RS 復号器 6 4 はそれに対して RS 復号を実施し、N 個の推定 RS 送信符号語 C' を生成して繰り返し復号停止判定制御器 6 5 に出力する。

【0090】繰り返し復号停止判定制御器 6 5 はこの RS 復号器 6 4 の出力結果より、繰り返し復号を停止するかどうかの判断を行う。なお、その判定方法は、すでに実施の形態 1 に記載した手法を使用する。その結果、繰り返し復号を継続すると判定された場合には、並列に動作している繰り返し復号器 5 9 をそのまま継続して動作させる。一方、繰り返し復号を停止すると判定された場合には、繰り返し復号器 5 9 に対して繰り返し復号停止命令信号を発信して、繰り返し復号器 5 9 の動作を停止させる。そして、RS 復号器 6 4 より受けた推定 RS 送信符号語 C' を出力する。

【0091】上記実施の形態 3 による繰り返し復号と、繰り返し復号停止判定を実施しない従来の繰り返し復号との性能比較は、すでに実施の形態 1 において詳細に説明したため、ここではそれについては割愛する。

【0092】また、この実施の形態 3 によれば、繰り返し停止判定処理を実施しない従来方式と比べて、復号の繰り返し回数を大幅に低減することが可能である。しかしながら、繰り返しの度ごとに RS 復号を実施しているため、RS 復号の計算量は増加する。ここで、軟入力軟出力復号の計算量に比べて、RS 復号の計算量は十分小さい。よって、全体として計算量は低減しているといえる。

【0093】また、この実施の形態 3 では、軟入力軟出力復号と RS 復号が並列に実施されている。よって、計算時間としては、RS 復号を追加したことに伴う計算時間の増加は小さいものといえる。

【0094】以上のように、この実施の形態 3 によれば、軟入力軟出力復号の復号結果をもとに RS 復号器 6 4 が毎回 RS 復号を実施し、繰り返し復号停止判定制御器 6 5 が RS 復号器 6 4 の復号結果をもとに繰り返し復号終了判定処理を実施し、条件が満たされば直ちに繰り返し復号を終了しているので、繰り返し復号回数を低

減し、計算量を減少させることができが可能な誤り訂正復号装置が実現できるという効果が得られる。

【0095】実施の形態4。なお、上記実施の形態3の変形例として、RS復号器64において、消失訂正を実施する形態も考えられる。以下、そのような変形例をこの発明の実施の形態4として説明する。

【0096】上記実施の形態3では、判定器62にてRS受信系列を対数尤度比L(u_k)の正負で一意にターボ情報ビットの推定値 u_k' を0または1に推定している。しかし、この実施の形態4においては、対数尤度比L(u_k)の絶対値の小さいものを消失（誤りの位置はわかるがその数値が不明のもの）とし、RS復号器64でRS消失復号処理を実施する。なお、この対数尤度比L(u_k)の絶対値はターボ情報ビットの推定値 u_k' の推定精度を表している。すなわち、対数尤度比L(u_k)の絶対値が小さいということは、ターボ情報ビットの推定値 u_k' が誤っている確率が大きいことを示す。この誤っている確率が大きいビットを消失すると、そのビット以外の訂正可能なビット数を増やすことができ、復号後ビット誤り確率が低減する。

【0097】以上のように、この実施の形態4によれば、RS復号器64によって消失訂正を実施しているので、復号後ビット誤り確率を低減することができるという効果が得られる。

【0098】

【発明の効果】以上のように、この発明によれば、繰り返し復号した受信系列の各繰り返しごとの復号結果を所定の並び順に並べ替えてブロック誤り訂正復号を演算し、この復号演算においてすべての誤りが訂正されたと判定された場合に、受信系列の繰り返し復号の処理を停止するように構成したので、繰り返し復号回数の低減、および計算量の減少をはかることが可能になるという効果がある。

【0099】この発明によれば、ブロック誤り訂正復号演算の結果が所定回数連続して等しかった場合に、雑音が混入した系列の繰り返し復号を停止するように構成したので、誤訂正している可能性が小さくなり、復号の継続により繰り返し復号の精度が向上するという効果がある。

【0100】

この発明によれば、ブロック誤り訂正復号

演算の結果、訂正された符号語シンボル数が所定個数以下であった場合に、雑音が混入した系列の繰り返し復号を停止するように構成したので、訂正された符号語シンボル数が多い場合にのみ、繰り返し復号を継続することにより、誤訂正する確率を低減し、かつ復号精度を高めることができるという効果がある。

【0101】この発明によれば、ブロック誤り訂正復号演算に際して消失訂正を行うように構成したので、誤りの確率が高いビットを消失とすることにより、そのビット以外の訂正可能なビット数が増加し、復号後ビット誤り確率を低減できるという効果がある。

【図面の簡単な説明】

【図1】この発明の実施の形態1による誤り訂正復号方法を示すフローチャートである。

【図2】この実施の形態1を実施した場合の比較実験の結果を示す説明図である。

【図3】この実施の形態1が対象とする符号化方法を実現する符号器の構成を示すブロック図である。

【図4】この発明の実施の形態3による誤り訂正復号装置を示すブロック図である。

【図5】従来の誤り訂正復号の送信側で使用されるターボ符号器を示すブロック図である。

【図6】従来の誤り訂正復号の受信側で使用される繰り返し復号器を示すブロック図である。

【図7】従来のターボ符号化方法を説明するためのブロック図である。

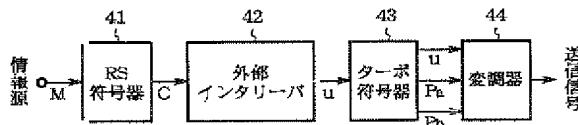
【図8】従来のターボ復号方法を説明するためのブロック図である。

【符号の説明】

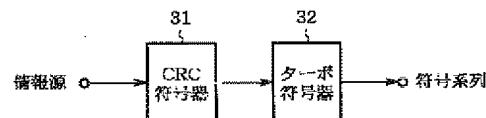
7 繰り返し復号手段、41 RS符号器、42 外部インタリーバ、43 ターボ符号器、44 变調器、51

第1の軟入力軟出力復号器、52 第2の軟入力軟出力復号器、53 内部インタリーバ、54 内部インタリーバ、55 内部デインタリーバ、56 第1の加算器、57 第2の加算器、58 スイッチ、59 繰り返し復号器、60 内部デインタリーバ、61 スイッチ、62 判定器、63 外部デインタリーバ、64 RS復号器（復号器）、65 繰り返し復号停止判定制御器。

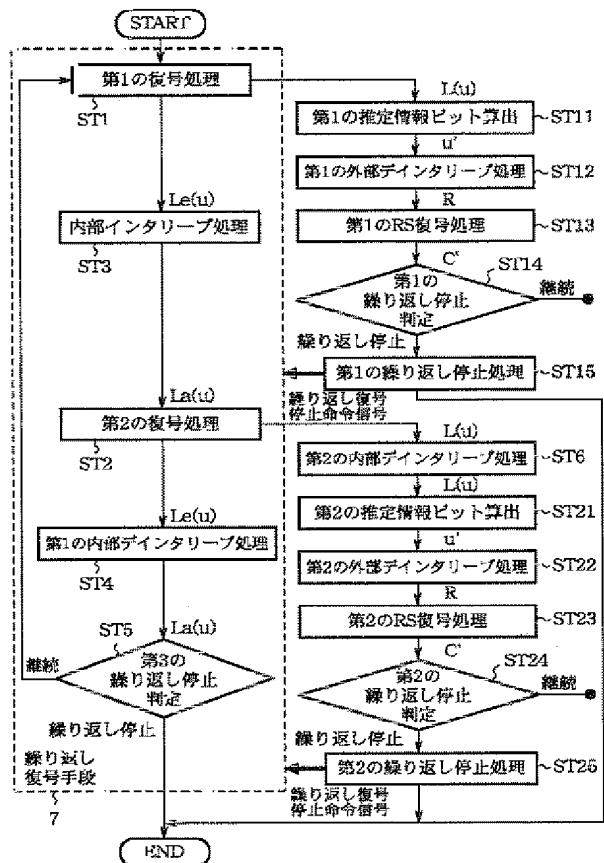
【図3】



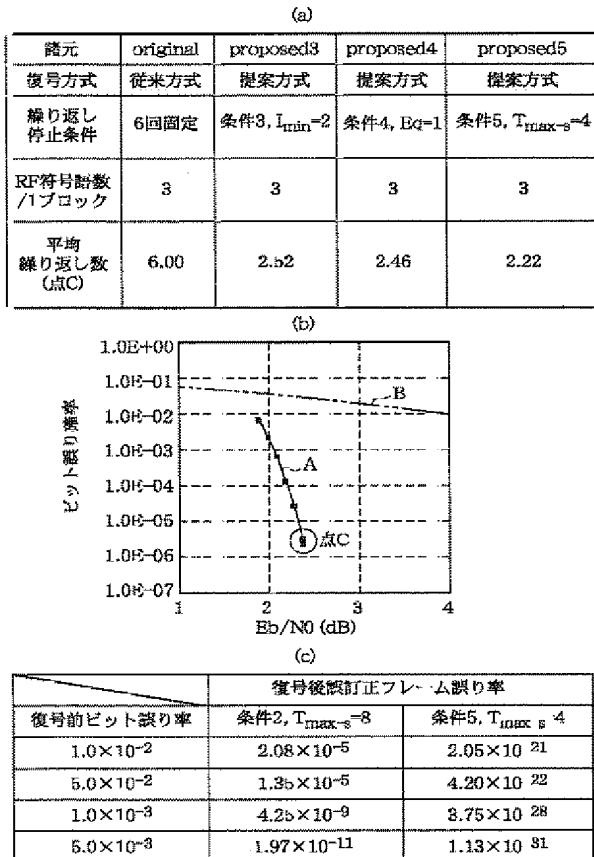
【図7】



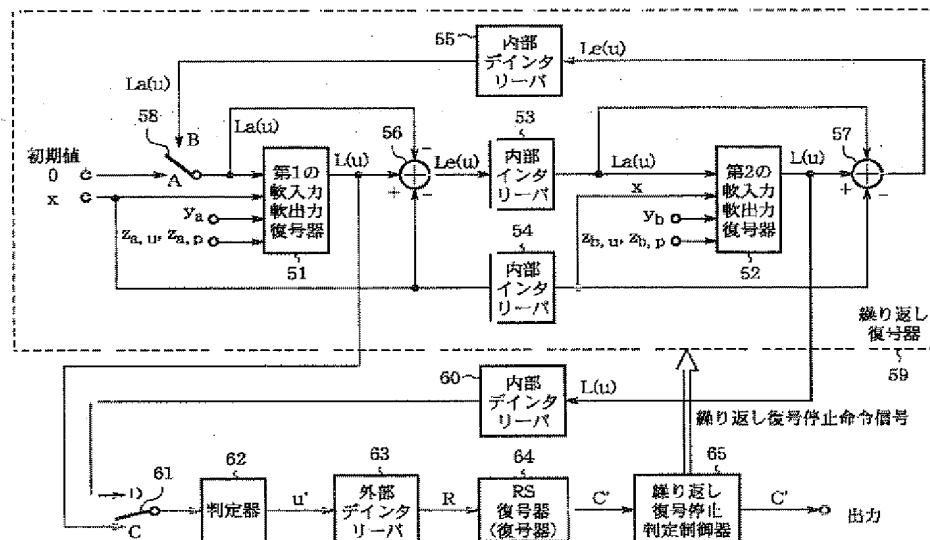
【図1】



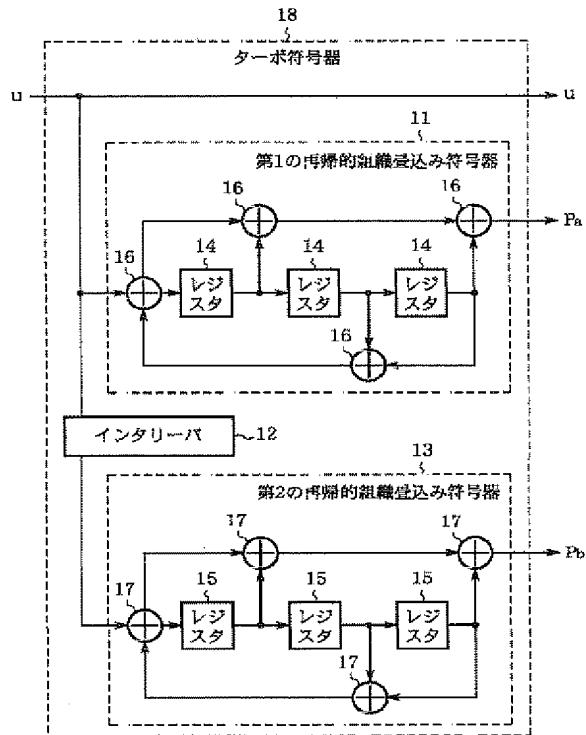
【図2】



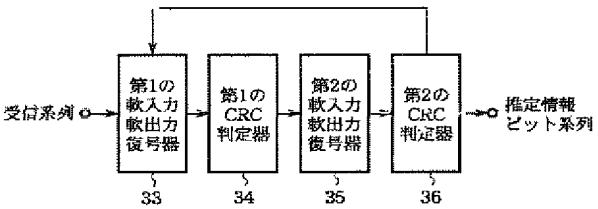
【図4】



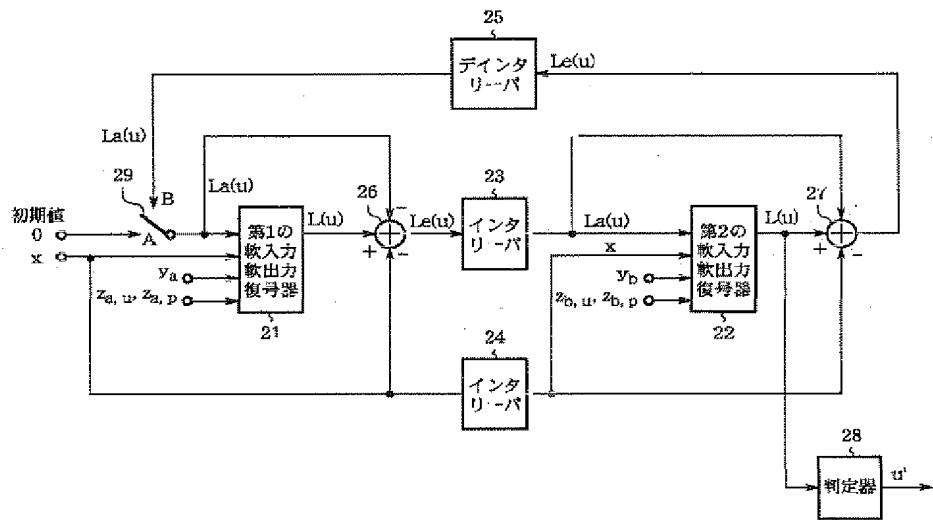
【図5】



【図8】



【図6】



フロントページの続き

(72)発明者 中村 隆彦
東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 三
菱電機株式会社内

(72)発明者 吉田 英夫
東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 三
菱電機株式会社内

(専4) 102-353821 (P2002-353821A)

Fターム(参考) 5B001 AA01 AA04 AA10 AA13 AC04
AC05
5J065 AD04 AG05 AG06 AH02 AH05
AH15
5K014 AA01 BA06 EA01 FA16 GA02